

УДК 681.518.5:004.052.32

В.В. Сапожников, д-р техн. наук, **Вл.В. Сапожников**, д-р техн. наук,
Д.В. Ефанов, канд. техн. наук
Петербургский госуниверситет путей сообщения Императора Александра I
(Российская Федерация, 190031, Санкт-Петербург, Московский пр., 9,
тел. (+7) 9117092164, (+7) (812) 4578579, e-mail: port.at.pgups@gmail.com)

Взвешенные коды с перестановками — новый класс кодов с суммированием для технической диагностики дискретных систем

Описан способ построения кода с суммированием, эффективно обнаруживающего ошибки в области малой кратности. Способ основан на взвешивании переходов между разрядами, занимающими соседние позиции в информационных векторах, весовыми коэффициентами из натурального ряда чисел, последующем вычислении модифицированного веса информационного вектора, а также на применении серии специальных перестановок итоговых весов между информационными векторами. Контрольные функции получаемого «перестановочного» кода являются линейными и описываются только с использованием операции сложения по модулю два. Проанализированы свойства обнаружения ошибок различных видов и кратностей новыми кодами, а также проведено сравнение с известными кодами, обнаруживающими двукратные ошибки. Установлено, что новый код обнаруживает любые двукратные ошибки в информационных векторах при длинах информационных векторов $m < 10$. Показано, что перестановочный код имеет преимущество перед любыми известными кодами, обнаруживающими двукратные ошибки, при длинах информационных векторов $m = 8$ и $m = 9$. Эксперименты с контрольными комбинационными схемами позволили подтвердить теоретические результаты, а также оценить эффективность применения нового кода в системах функционального контроля по показателям структурной избыточности.

К л ю ч е в ы е с л о в а: техническая диагностика дискретных систем, код с суммированием, код Бергера, код Хэмминга, модифицированный взвешенный код, обнаружение двукратных ошибок, структурная избыточность.

При решении задач технической диагностики дискретных систем часто используют методы помехоустойчивого кодирования [1—6]. При этом широкое распространение получили равномерные блочные коды, ориентированные на обнаружение ошибок. Среди всего многообразия таких кодов наиболее часто используют неразделимые равновесные коды [7], а

© В.В. Сапожников, Вл.В. Сапожников, Д.В. Ефанов, 2018

также классические коды с суммированием [8] и их различные модификации [9—13]. Данные коды обладают приемлемой избыточностью, что в практических задачах позволяет реализовывать системы диагностирования с допустимой аппаратурной или программной избыточностью.

Наиболее «гибкими» при решении задач технической диагностики являются разделимые коды, или (m, k) -коды (m и k — число информационных и контрольных разрядов). При использовании таких кодов, например в системах функционального контроля (ФК), сложность технических средств диагностирования в значительной мере определяется правилами вычисления значений контрольных разрядов. Иными словами, аппаратурная (или программная) избыточность в синтезируемой дискретной системе определяется тем, какой именно (m, k) -код лежит в ее основе, а также используемой элементной базой и способом реализации.

Другой особенностью (m, k) -кодов при использовании их для решения задач технической диагностики является возможность учета свойств топологии объекта диагностирования при обеспечении покрытия неисправностей из заданного класса с наименьшими аппаратурными затратами. Например, при построении систем ФК комбинационных схем часто используется стандартная структура дублирования, в которой идентифицируются любые неисправности в объекте диагностирования. Однако, если рассматривается модель одиночных константных неисправностей выходов логических элементов внутренней структуры объекта диагностирования (а именно эта модель наиболее часто используется на практике [14]), то для обеспечения обнаружения любых неисправностей не всегда требуется дублирование, а аппаратурные затраты на технические средства диагностирования могут быть сокращены.

Одним из распространенных методов является поиск групп независимых выходов комбинационной схемы [15, 16]. Этот метод основан на использовании для контроля наиболее простого (m, k) -кода — кода паритета [17, 18], который обнаруживает любые одиночные ошибки, допустимые в группе независимых выходов. Другим способом синтеза системы ФК является выделение групп монотонно независимых выходов объекта диагностирования и контроль каждой такой группы на основе классического кода Бергера, обнаруживающего любые монотонные ошибки в информационных векторах [3, 19, 20]. Известны и методы реконфигурации топологии объекта диагностирования в топологию с независимыми или монотонно независимыми выходами [21, 22]. Часто применение (m, k) -кодов вместо дублирования оказывается более эффективным относительно избыточности конечного устройства.

Известно большое число способов построения равномерных блочных кодов, ориентированных на обнаружение ошибок определенного вида и

кратностей, в особенности монотонных ошибок [23], так как именно это свойство можно эффективно использовать при организации диагностического обеспечения [24].

Важным свойством, которым может обладать (m, k) -код, является способность обнаружения максимального числа ошибок малой кратности в информационных векторах $d \leq 2$. Например, в [25] показано, что одиночными константными неисправностями в комбинационных схемах наиболее часто вызываются именно такие ошибки. Известные коды Бергера не обнаруживают 50 % двукратных и 37,5 % четырехкратных искажений в информационных векторах [26], что является существенным при организации систем диагностирования и, в конечном итоге, оказывает влияние на сложность технической реализации устройства. Большинство модификаций кода Бергера, обнаруживающих любые монотонные ошибки в информационных векторах, в классе необнаруживаемых имеют значительную долю двукратных ошибок [27].

При синтезе систем диагностирования, в частности систем ФК, может быть использовано свойство обнаружения ошибок (m, k) -кодом не по определенным их видам, а по фиксированным кратностям d . При этом актуальной остается задача модификации кодов с суммированием в коды с эффективным обнаружением ошибок малой кратностью в информационных векторах.

Следует заметить, что известным (m, k) -кодом, обнаруживающим любые одно- и двукратные ошибки в информационных разрядах, является классический код Хэмминга [28]. Однако ввиду корректирующих способностей в любом (а не только в информационном!) бите кодового слова, он имеет соответствующую увеличенную избыточность, которая при аппаратной реализации может приводить к излишним затратам.

Предлагаются результаты исследований в области построения (m, k) -кодов, ориентированных на обнаружение ошибок малой кратности в информационных векторах, с такой же избыточностью, как и у классических кодов Бергера.

Принципы построения кодов с перестановками. Анализ способов модификации классических кодов Бергера в коды с эффективным обнаружением ошибок в области малой кратности показал, что построение (m, k) -кода с подобным свойством возможно при использовании принципа взвешивания переходов между разрядами, занимающими соседние позиции в информационных векторах [29—31]. Приведем алгоритм построения (m, k) -кода с улучшенными (по сравнению с кодами Бергера) характеристиками обнаружения ошибок в информационных векторах [32, 33].

А л г о р и т м построения модифицированного кода с суммированием взвешенных переходов.

1. Каждому переходу между разрядами, занимающими соседние позиции в информационном векторе, присваивается весовой коэффициент $w_{i,i+1} = 2^i$, где $i = 1, 2, \dots$ — номер позиции разряда в информационном векторе.

2. Вводится функция активации перехода $t_{i,i+1} = f_i \oplus f_{i+1}$.

3. Определяется число W , равное сумме весовых коэффициентов активных переходов $w_{i,i+1}^*$:

$$W = \sum_{i=0}^{m-1} w_{i,i+1}^* = \sum_{i=0}^{m-1} t_{i,i+1} 2^i.$$

4. Устанавливается модуль $M = 2^{k-1}$, где $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$.

5. Определяется наименьший неотрицательный вычит число W по модулю M : число $W \pmod{M}$.

6. Для каждого информационного вектора подсчитывается поправочный коэффициент α как сумма по модулю два $m - k$ старших информационных разрядов: $\alpha = f_m \oplus f_{m-1} \oplus \dots \oplus f_{k+1}$.

7. Определяется модифицированный вес информационного вектора: $V = W \pmod{M} + \alpha M$.

8. Осуществляется серия специальных перестановок полученных в п. 7 чисел V между определенными информационными векторами (подразумевается k перестановок).

8.1. Рассматриваются группы информационных векторов с фиксированными значениями старших разрядов: $G(f_m f_{m-1} \dots f_{m-k})$, где f_j — значение j -го разряда в информационном векторе.

8.2. Осуществляется первая перестановка чисел V внутри каждой группы $G(f_m f_{m-1} \dots f_{m-k})$: если $f_m = 1$, то внутри группы значения чисел V двух информационных векторов, расположенных в таблице истинности последовательно, меняются местами (получаются значения чисел V^1); если $f_m = 0$, перестановка не осуществляется.

8.3. Осуществляется вторая перестановка чисел V внутри каждой группы $G(f_m f_{m-1} \dots f_{m-k})$: если $f_{m-1} = 1$, то внутри группы значения чисел V^1 двух пар информационных векторов, расположенных в таблице истинности последовательно, меняются местами (получаются значения чисел V^1); если $f_{m-1} = 0$, перестановка не осуществляется.

8.4. При k -й перестановке чисел V в каждой группе $G(f_m f_{m-1} \dots f_{m-k})$ подразумевается перестановка чисел V^{k-1} у 2^k расположенных подряд информационных векторов, если $f_{m-k} = 1$ (получаются значения чисел V^k); если $f_{m-k} = 0$, перестановка не осуществляется.

9. Число V^k каждого информационного вектора представляется в двоичном виде и записывается в разряды контрольного вектора.

Код, полученный по данному алгоритму, обозначим $P(m, k)$ и рассмотрим механизм перестановок на примере нескольких групп $G(f_m f_{m-1} \dots f_{m-k})$, анализируемых при построении $P(6, 3)$ -кода. В рассматриваемом случае перестановки осуществляются внутри групп $G(f_6 f_5 f_4)$. Суть перестановки заключается в том, что контрольный вектор V перемещается на место контрольного вектора другого информационного вектора, и наоборот. Преобразование предусматривает k этапов перестановки. Принцип организации перестановок представлен в табл. 1 и 2.

В табл. 1 приведены группы $G(f_6 f_5 f_4)$ для случая $m = 6$. Каждый вид перестановки осуществляется в половине групп, они помечены знаком «+» в табл. 2. Перестановка P_1 осуществляется в группах $G(f_6 f_5 f_4)$, в которых старший разряд f_m равен единице (в данном случае $f_6 = 1$). В табл. 1 к таким относится группа $G(111)$. Перестановка P_1 представлена в столбце V^1 . В группах $G(000)$ и $G(001)$ эта перестановка не требуется. В группе $G(111)$ меняются местами числа V для двух соседних информационных векторов. Например, вес $V = 4$, соответствующий информационному вектору $\langle 111000 \rangle$, перемещается в строку, соответствующую соседнему информационному вектору $\langle 111001 \rangle$, а число $V = 5$, расположенное во второй строке $\langle 111001 \rangle$, перемещается в строку вектора $\langle 111000 \rangle$. Такие перемещения выполняются для всех пар информационных векторов.

Перестановка P_2 осуществляется в группах, в которых разряд $f_{m-1} = 1$ (в данном случае f_5). При этом перестановка P_2 выполняется относительно распределения десятичных эквивалентов контрольных векторов, полученного в столбце V^1 . В табл. 1 перестановка P_2 применяется только к группе $G(111)$. Осуществляется перемещение двух эквивалентов, расположенных в соседних строках столбца V^1 , в две последующие за ними строки, и наоборот. Так, веса $V = 5, 4$, расположенные в строках информационных векторов $\langle 111000 \rangle$ и $\langle 111001 \rangle$, перемещаются в строки информационных векторов $\langle 111010 \rangle$ и $\langle 111011 \rangle$. Веса $V = 6, 7$ из строк $\langle 111010 \rangle$ и $\langle 111011 \rangle$ перемещаются в строки $\langle 111001 \rangle$ и $\langle 110001 \rangle$.

Перестановка P_4 (номер перестановки соответствует числу весов V , которые перемещаются в пределах группы $G(f_6 f_5 f_4)$), осуществляется в группах, в которых $f_{m-2} = 1$ (в данном случае f_4). Данная перестановка выполняется относительно распределения весов V , полученных в столбце W_2 . В табл. 1 перестановка P_4 применяется к группам $G(001)$ и $G(111)$. Например, в группе $G(001)$ веса 4, 5, 7, 6, расположенные в первых четырех строках группы, перемещаются в другие четыре строки, а веса 6, 7, 5, 4 из последних четырех строк перемещаются в первые четыре строки.

В общем случае при k контрольных разрядах необходимо выполнить k этапов перестановок, при которых перемещаются $1, 2, 4, \dots, 2^i, \dots, 2^{k-1}$ десятичных эквивалентов контрольных векторов. В результате $P(m, k)$ -код, заданный распределением десятичных чисел, соответствует разрядам контрольных векторов V^3 . В табл. 3 задан $P(6, 3)$ -код в виде распределения всех информационных векторов между всеми контрольными векторами. Данный код обнаруживает любые двукратные ошибки в информационных векторах. Заметим, что в одну контрольную группу этого кода входят информационные векторы с различным весом r (как с четными, так

Таблица 1. Перестановки при построении $P(m, k)$ -кода

| Группа | f_6 | f_5 | f_4 | f_3 | f_2 | f_1 | W | $W(\text{mod}4)$ | V | V^1 | V^2 | V^3 |
|--------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-----|------------------|-----|-------|-------|-------|
| G(000) | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 3 | 3 | 3 | 3 | 3 | 3 |
| | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 2 | 2 | 2 | 2 | 2 | 2 |
| | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 6 | 2 | 2 | 2 | 2 | 2 |
| | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 7 | 3 | 3 | 3 | 3 | 3 |
| | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 5 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 4 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| G(001) | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 12 | 0 | 4 | 4 | 4 | 6 |
| | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 13 | 1 | 5 | 5 | 5 | 7 |
| | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 15 | 3 | 7 | 7 | 7 | 5 |
| | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 14 | 2 | 6 | 6 | 6 | 4 |
| | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 10 | 2 | 6 | 6 | 6 | 4 |
| | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 11 | 3 | 7 | 7 | 7 | 5 |
| | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 9 | 1 | 5 | 5 | 5 | 7 |
| | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 8 | 0 | 4 | 4 | 4 | 6 |
| ... | ... | ... | ... | ... | ... | ... | ... | ... | ... | ... | ... | |
| G(111) | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 4 | 0 | 4 | 5 | 6 | 4 |
| | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 5 | 1 | 5 | 4 | 7 | 5 |
| | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 7 | 3 | 7 | 6 | 5 | 7 |
| | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 6 | 2 | 6 | 7 | 4 | 6 |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 2 | 2 | 6 | 7 | 4 | 6 |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 3 | 3 | 7 | 6 | 5 | 7 |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 5 | 4 | 7 | 5 |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 4 | 5 | 6 | 4 |

и с нечетными значениями). Например, в контрольную группу 1 входят векторы с весами 1, 2, 3, 4, 5. Код Бергера и известные модифицированные коды с суммированием не обладают свойством, которое позволяет добиться уменьшения числа необнаруживаемых двукратных ошибок.

Экспериментальные исследования $P(m, k)$ -кодов с использованием специально разработанного программного модуля анализа характеристик обнаружения ошибок показали, что до значения $m = 9$ все $P(m, k)$ -коды обнаруживают любые двукратные ошибки в информационных векторах. При $m \geq 10$ $P(m, k)$ -коды по сравнению с кодом Бергера имеют значительно меньшее число (для некоторых кодов во много раз) двукратных необнаруживаемых ошибок. Моделирование $P(m, k)$ -кодов также показало, что значения контрольных разрядов этих кодов вычисляются по стандартным формулам (табл. 4).

Характеристики обнаружения ошибок $P(m, k)$ -кодами. Анализируя табличную форму задания кода в виде распределения информационных векторов между всеми контрольными векторами (см. табл. 3), можно установить характеристики обнаружения ошибок $P(m, k)$ -кодами. С использованием специально разработанного программного модуля, основанного на приведенном алгоритме, были получены распределения необнаруживаемых $P(m, k)$ -кодами ошибок по видам (монотонные, симметричные и асимметричные [34]) и кратностям для значений длин информационных векторов $m = 4 \div 20$. Результаты расчетов для кодов с малыми длинами информационных векторов представлены в табл. 5.

В табл. 6 приведены показатели обнаружения ошибок $P(m, k)$ -кодами, т.е. доли необнаруживаемых ошибок кратностью d от общего числа ошибок данной кратности $\beta_{m,d}$, а также доля необнаруживаемых ошибок от их общего числа — величина $\gamma_{m,k}$. По сравнению с классическими кодами Бергера $P(m, k)$ -коды имеют улучшенные характеристики обнаружения ошибок как в целом, так и по кратностям. Однако в классе необнаруживаемых у $P(m, k)$ -кодов присутствуют ошибки как с четной, так и с нечетной кратностью, а также все виды ошибок. Следует заметить, что по показателю обнаружения двукратных и четырехкратных ошибок $P(m, k)$ -коды имеют существенное преимущество перед классическими кодами Бергера. Коды Бергера не обнаруживают 50 % двукратных и 37,5 % четырехкратных ошибок [26], тогда как

Таблица 2. Виды перестановок

| $G(f_6, f_5, f_4)$ | P_1 | P_2 | P_4 |
|--------------------|-------|-------|-------|
| $G(000)$ | | | |
| $G(001)$ | | | + |
| $G(010)$ | | + | |
| $G(011)$ | | + | + |
| $G(100)$ | + | | |
| $G(101)$ | + | | + |
| $G(110)$ | + | + | |
| $G(111)$ | + | + | + |

$P(m, k)$ -коды при $m = 4 \div 9$, например, обнаруживают любые двукратные ошибки и не обнаруживают до 20 % четырехкратных ошибок.

Ввиду равномерного распределения информационных векторов между всеми контрольными векторами $P(m, k)$ -коды не обнаруживают минимальное общее число ошибок в информационных векторах при своих значениях m и k [35]. На рис. 1 представлен график зависимости величины $\gamma_{m,k}$ от длины информационного вектора для $P(m, k)$ -кодов.

Свойство 1. Доля необнаруживаемых ошибок в информационных векторах $P(m, k)$ -кодов от общего их числа при $m \rightarrow \infty$ стремится к постоянной величине для данного значения k и не зависит от значения m .

Для доказательства свойства 1 обратимся к алгоритму построения $P(m, k)$ -кодов и выражениям, описывающим контрольные разряды кода. Из алгоритма следует, что функции являются линейными и содержат только операции сложения по модулю два заранее установленных разрядов информационных векторов. Тогда распределение информационных

Таблица 3. Распределение всех информационных векторов между всеми контрольными векторами в $P(6, 3)$ -коде

| V^3 | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 |
|------------------------|--------|--------|--------|--------|--------|--------|--------|--------|
| Контрольные векторы | 000 | 001 | 010 | 011 | 100 | 101 | 110 | 111 |
| Информационные векторы | 000000 | 000001 | 000011 | 000010 | 001011 | 001010 | 001000 | 001001 |
| | 000111 | 000110 | 000100 | 000101 | 001100 | 001101 | 001111 | 001110 |
| | 011001 | 011000 | 011010 | 011011 | 010010 | 010011 | 010001 | 010000 |
| | 011110 | 011111 | 011101 | 011100 | 010101 | 010100 | 010110 | 010111 |
| | 101010 | 101011 | 101001 | 101000 | 100001 | 100000 | 100010 | 100011 |
| | 101101 | 101100 | 101110 | 101111 | 100110 | 100111 | 100101 | 100100 |
| | 110011 | 110010 | 110000 | 110001 | 111000 | 111001 | 111011 | 111010 |
| | 110100 | 110101 | 110111 | 110100 | 111111 | 111110 | 111100 | 111101 |

Таблица 4. Формулы для вычисления значений разрядов контрольных векторов в $P(m, k)$ -кодах

| m | Формула |
|-----|---|
| 4 | $g_1 = f_1 \oplus f_2 \oplus f_4, g_2 = f_2 \oplus f_4, g_3 = f_4$ |
| 5 | $g_1 = f_1 \oplus f_2 \oplus f_4 \oplus f_5; g_2 = f_2 \oplus f_3 \oplus f_4; g_3 = f_4 \oplus f_5$ |
| 6 | $g_1 = f_1 \oplus f_2 \oplus f_5 \oplus f_6, g_2 = f_2 \oplus f_3 \oplus f_4 \oplus f_5, g_3 = f_4 \oplus f_5 \oplus f_6$ |
| 7 | $g_1 = f_1 \oplus f_2 \oplus f_5 \oplus f_6, g_2 = f_2 \oplus f_3 \oplus f_4 \oplus f_5, g_3 = f_4 \oplus f_5 \oplus f_6 \oplus f_7$ |
| 8 | $g_1 = f_1 \oplus f_2 \oplus f_7 \oplus f_8, g_2 = f_2 \oplus f_3 \oplus f_6 \oplus f_7, g_3 = f_3 \oplus f_4 \oplus f_5 \oplus f_6, g_4 = f_5 \oplus f_6 \oplus f_7 \oplus f_8$ |
| 9 | $g_1 = f_1 \oplus f_2 \oplus f_7 \oplus f_8, g_2 = f_2 \oplus f_3 \oplus f_6 \oplus f_7, g_3 = f_3 \oplus f_4 \oplus f_5 \oplus f_6, g_4 = f_5 \oplus f_6 \oplus f_7 \oplus f_8 \oplus f_9$ |

Таблица 5. Распределение необнаруживаемых ошибок в информационных векторах $P(m, k)$ -кодов

| m | k | Общее число необнаруживаемых ошибок | Число необнаруживаемых ошибок кратностью d | | | | | | | | | | | | |
|-----|-----|-------------------------------------|--|---------------------------|--------------------------------|-------|-------|------|---------------------------|------|--------------------------|---|------|--------------------------|--|
| | | | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | | | | |
| 4 | 3 | $\frac{16}{4/0/12}$ | 0 | $\frac{16}{4/0/12}$ | 0 | | | | | | | | | | |
| 5 | 3 | $\frac{96}{20/12/64}$ | 0 | $\frac{64}{16/0/48}$ | $\frac{32}{4/12/16}$ | 0 | | | | | | | | | |
| 6 | 3 | $\frac{448}{88/72/288}$ | 0 | $\frac{256}{64/0/192}$ | $\frac{192}{24/72/96}$ | 0 | 0 | | | | | | | | |
| 7 | 3 | $\frac{1920}{338/336/1246}$ | 0 | $\frac{896}{224/0/672}$ | $\frac{896}{112/336/448}$ | 0 | 0 | 128 | $\frac{128}{2/0/126}$ | | | | | | |
| 8 | 4 | $\frac{3840}{450/1414/1976}$ | 0 | 0 | $\frac{3584}{448/1344/1792}$ | 0 | 0 | 0 | 0 | 256 | $\frac{256}{2/70/184}$ | | | | |
| 9 | 4 | $\frac{15872}{1700/2828/11344}$ | 0 | $\frac{2048}{512/0/1536}$ | $\frac{7168}{896/2688/3584}$ | 4096 | 0 | 2048 | $\frac{2048}{32/0/2016}$ | 512 | $\frac{512}{4/140/368}$ | 0 | | | |
| 10 | 4 | $\frac{64512}{5962/10900/47650}$ | 1024 | 8192 | $\frac{14336}{1792/5376/7168}$ | 16384 | 14336 | 8192 | $\frac{8192}{128/0/8064}$ | 1024 | $\frac{1024}{8/280/736}$ | 0 | 1024 | $\frac{1024}{2/252/770}$ | |

Примечание. Под чертой указано следующее: число монотонных необнаруживаемых ошибок, после первой косой черты — число симметричных необнаруживаемых ошибок, после второй косой черты — число асимметричных необнаруживаемых ошибок.

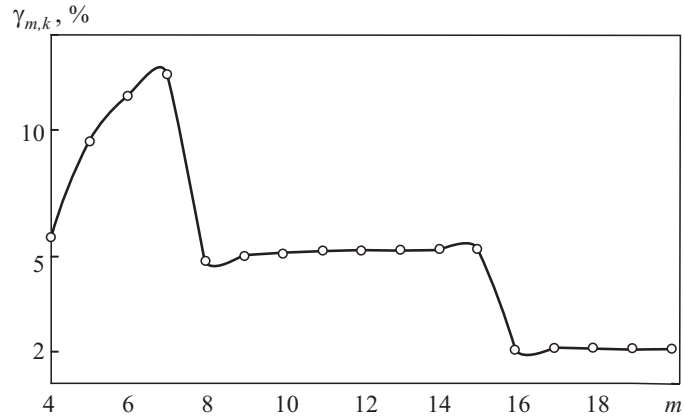


Рис. 1. График зависимости $\gamma_{m,k}$ от длины информационного вектора для $P(m,k)$ -кодов

векторов между всеми контрольными векторами для $P(m,k)$ -кода будет равномерным при любых значениях m . Отсюда вытекает, что $P(m,k)$ -кодами не обнаруживается следующее число ошибок в информационных векторах: $N_{m,k} = 2^m(2^{m-k} - 1)$, где $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$. Значение коэффициента $\gamma_{m,k}$ определяется по формуле

$$\gamma_{m,k} = \frac{2^m(2^{m-k} - 1)}{2^m(2^m - 1)} = \frac{2^{m-k} - 1}{2^m - 1}.$$

Устремляя $m \rightarrow \infty$ и переходя к пределу величины $\gamma_{m,k}$, получаем

$$\lim_{m \rightarrow \infty} \gamma_{m,k} = \lim_{m \rightarrow \infty} \frac{2^{m-k} - 1}{2^m - 1} = \lim_{m \rightarrow \infty} \frac{2^k - 1}{2^m - 1} = \lim_{m \rightarrow \infty} \frac{2^k - 1}{2^m - 1} = \lim_{m \rightarrow \infty} \frac{2^k - 1}{2^m - 1} = 2^{-k},$$

Таблица 6. Доля необнаруживаемых ошибок кратности d от общего числа ошибок данной кратности

| m | k | $\gamma_{m,k}$, % | Значение $\beta_{m,d}$, %, для $P(m,k)$ -кодов | | | | | | | | | |
|----|---|--------------------|---|-------|--------|-------|-------|--------|--------|---|-----|--|
| | | | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | |
| 4 | 3 | 6,667 | 0 | 25 | 0 | | | | | | | |
| 5 | 3 | 9,677 | 0 | 20 | 20 | 0 | | | | | | |
| 6 | 3 | 11,111 | 0 | 20 | 20 | 0 | 0 | | | | | |
| 7 | 3 | 11,811 | 0 | 20 | 20 | 0 | 0 | 100 | | | | |
| 8 | 4 | 5,882 | 0 | 0 | 20 | 0 | 0 | 0 | 100 | | | |
| 9 | 4 | 6,067 | 0 | 4,762 | 11,111 | 6,349 | 0 | 11,111 | 11,111 | 0 | | |
| 10 | 4 | 6,158 | 2,222 | 6,667 | 6,667 | 6,349 | 6,667 | 6,667 | 2,222 | 0 | 100 | |

откуда следует, что при $m \rightarrow \infty$ значение $\gamma_{m,k}$ зависит только от значения k . Однако результаты анализа свидетельствуют о том, что при малых значениях $m \leq 31$ (а это существенно при организации контроля логических схем с малым числом выходов) значение коэффициента $\gamma_{m,k}$ отличается от величины 2^{-k} и для кодов с постоянным значением k постепенно увеличивается при увеличении значения m , приближаясь к обозначенной величине.

При организации контроля логических схем [25] важными характеристиками (m, k) -кодов являются характеристики обнаружения ошибок малой кратности и различных видов. В табл. 7 приведены рассчитанные значения количества двукратных и трехкратных необнаруживаемых ошибок $P(m, k)$ -кодами и значения показателей $\beta_{m,2}$ и $\beta_{m,3}$. Соотношение между ошибками различных видов для двукратных ошибок составило 50% монотонных и 50% симметричных ошибок при любых значениях m , а для трехкратных — 25% монотонных и 75% асимметричных ошибок при любых значениях m .

Рассмотрим наиболее существенные свойства $P(m, k)$ -кодов для использования их при решении задач технической диагностики.

Свойство 2. $P(m, k)$ -коды при длинах информационных векторов $m < 10$ обнаруживают любые однократные и двукратные ошибки в информационных векторах.

При $m < 10$ $P(m, k)$ -коды, как коды, обнаруживающие любые двукратные ошибки в информационных векторах (обозначим их $(m, k, 2)$ -коды), можно сравнить с известными кодами Хэмминга ($H(m, k)$ -кодами) и кодами с суммированием весовых коэффициентов разрядов информационных векторов без операции переноса ($SWC(m, k)$ -кодами) [36]. Поскольку все указанные коды являются $(m, k, 2)$ -кодами ($P(m, k)$ -код — с ограничением длины информационного вектора), целесообразно сравнить их по показателю обнаружения трехкратных ошибок в информационных векторах.

На рис. 2 представлены графики зависимостей $\beta_{m,3}$ от длины информационного вектора для $P(m, k)$ -, $H(m, k)$ - и $SWC(m, k)$ -кодов. При $m = 5 \div 7$ минимальное значение $\beta_{m,3}$ имеет $H(m, k)$ -код, а для $P(m, k)$ - и $SWC(m, k)$ -кодов эти значения одинаковы и составляют 20%. Преимущество $H(m, k)$ -кода в данном диапазоне длин информационных векторов по показателю обнаружения трехкратных ошибок обусловлено наличием большего числа контрольных разрядов, чем у $P(m, k)$ - и $SWC(m, k)$ -кодов. В диапазоне длин информационных векторов $m = 8 \div 11$ приоритет по обнаружению трехкратных ошибок принадлежит $P(m, k)$ -кодам. Следует также заметить, что при $m = 8$ и $m = 9$ эти коды обнаруживают и любые одно- и двукратные ошибки в информационных векторах.

Таблица 7. Показатели обнаружения ошибок малых кратностей $P(m, k)$ -кодами

| m | k | Число необнаруживаемых ошибок из общего числа ошибок (под чертой) | | $\beta_{m,2}, \%$ | $\beta_{m,3}, \%$ |
|-----|-----|---|--------------------|-------------------|-------------------|
| | | Двукратные ошибки | Трехкратные ошибки | | |
| 4 | 3 | 0 | 16 | 0 | 25 |
| | | 96 | 64 | | |
| 5 | 3 | 0 | 64 | 0 | 20 |
| | | 320 | 320 | | |
| 6 | 3 | 0 | 256 | 0 | 20 |
| | | 960 | 1280 | | |
| 7 | 3 | 0 | 896 | 0 | 20 |
| | | 2 688 | 4 480 | | |
| 8 | 4 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| | | 7168 | 14 336 | | |
| 9 | 4 | 0 | 2 048 | 0 | 4,762 |
| | | 18 432 | 43 008 | | |
| 10 | 4 | 1 024 | 8 192 | 2,222 | 6,667 |
| | | 46 080 | 122 880 | | |
| 11 | 4 | 6 144 | 24 576 | 5,455 | 7,273 |
| | | 112 640 | 337 920 | | |
| 12 | 4 | 24 576 | 65 536 | 9,091 | 7,273 |
| | | 270 336 | 901 120 | | |
| 13 | 4 | 81 920 | 163 840 | 12,821 | 6,993 |
| | | 638 976 | 2 342 912 | | |
| 14 | 4 | 245 760 | 393 216 | 16,484 | 6,593 |
| | | 1 490 944 | 5 963 776 | | |
| 15 | 4 | 688 128 | 917 504 | 20 | 6,154 |
| | | 3 440 640 | 14 909 440 | | |
| 16 | 5 | 983 040 | 1 966 080 | 12,5 | 5,357 |
| | | 7 864 320 | 36 700 160 | | |
| 17 | 5 | 2 752 512 | 4 587 520 | 15,441 | 5,147 |
| | | 17 825 792 | 89 128 960 | | |
| 18 | 5 | 7 340 032 | 10 485 760 | 18,301 | 4,902 |
| | | 40 108 032 | 213 909 504 | | |
| 19 | 5 | 18 874 368 | 23 592 960 | 21,053 | 4,644 |
| | | 89 653 248 | 508 035 072 | | |
| 20 | 5 | 47 185 920 | 52 428 800 | 23,684 | 4,386 |
| | | 199 229 440 | 1 195 376 640 | | |

Свойство 3. $P(8, 4)$ -код обнаруживает любые ошибки с кратностями $d \leq 3$ в информационных векторах.

При $m = 11$ значения $\beta_{m,3}$ для всех рассматриваемых кодов практически одинаковы. При дальнейшем увеличении значения m величина $\beta_{m,3}$ несколько уменьшается для $H(m, k)$ -кодов по сравнению с $P(m, k)$ - и $SWC(m, k)$ -кодами, что также объясняется появлением «дополнительного» контрольного разряда в кодах Хэмминга по сравнению с другими кодами. Сравнивая между собой коды с одинаковым числом контрольных разрядов, $P(m, k)$ - и $SWC(m, k)$ -коды, замечаем преимущество $P(m, k)$ -кодов перед $SWC(m, k)$ -кодами при обнаружении трехкратных ошибок в диапазоне длин информационных векторов $m = 12 \div 17$. Следует, однако, заметить, что в этом диапазоне $P(m, k)$ -коды теряют свойство обнаружения любых двукратных ошибок в информационных векторах, а $SWC(m, k)$ -коды являются $(m, k, 2)$ -кодами.

Таким образом, наилучшими характеристиками обнаружения ошибок малой кратностью среди всех рассматриваемых кодов $P(m, k)$ -коды обладают только при $m = 8$ и $m = 9$.

Следующее свойство $P(m, k)$ -кодов характерно также для $H(m, k)$ - и $SWC(m, k)$ -кодов.

Свойство 4. Распределение необнаруживаемых ошибок по видам (монотонные, симметричные и асимметричные) в $P(m, k)$ -кодах не зависит от длины информационного вектора и определяется только значением кратности d , а доли ошибок данного вида от общего числа необнаруживаемых ошибок являются постоянными величинами.

Двукратные необнаруживаемые ошибки в $P(m, k)$ -кодах (при $m \geq 10$) распределяются между монотонными и симметричными ошибками поровну. С увеличением значения кратности, когда начинают появляться асимметричные ошибки, приоритет переходит именно к ним. Так, уже для $d = 3$ число асимметричных ошибок в классе необнаруживаемых в три раза превосходит число монотонных ошибок. Симметричные необнаруживаемые ошибки характерны только для четных значений d . При нечетных значениях d число асимметричных необнаруживаемых $P(m, k)$ -кодами ошибок существенно превосходит число монотонных необнаруживаемых ошибок. При четных значениях $d \geq 4$ доля асимметричных ошибок от общего числа необнаруживаемых ошибок несколько уменьшается по сравнению с данной величиной для кратности $d - 1$, что связано именно с наличием симметричных ошибок в классе необнаруживаемых при четных значениях d . При этом доля монотонных ошибок от общего числа необнаруживаемых ошибок по сравнению с аналогичным показателем для симметричных и асимметричных ошибок стремительно уменьшается с увеличением зна-

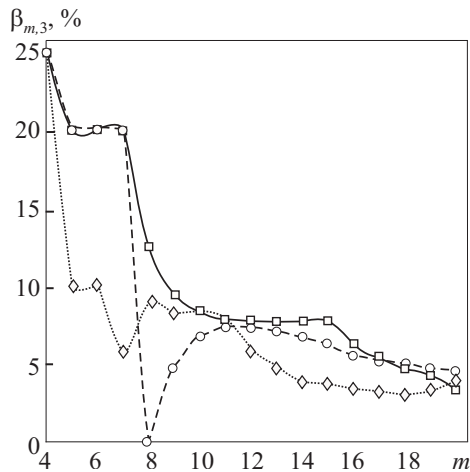


Рис. 2. Графики зависимостей показателей $\beta_{m,3}$ от длины информационного вектора для различных $(m, k, 2)$ -кодов: \diamond — $H(m, k)$; \square — $SWC(m, k)$; \circ — $P(m, k)$

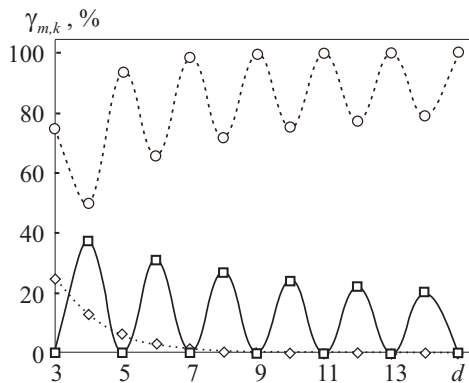


Рис. 3. Соотношение между числом необнаруживаемых ошибок данного вида для данной кратности: \diamond — монотонные; \square — симметричные; \circ — асимметричные

В табл. 8 указаны возможности проведения полных и неполных циклов перестановок для соответствующих длин информационных векторов. Коды с повторными перестановками назовем $Pq(m, k)$ -кодами, где q — число полных или неполных циклов перестановки. Анализ возможностей влияния «повторных» перестановок на характеристики обнаружения ошибок «перестановочными» кодами показал, что только вторая перестановка дает улучшение характеристик обнаружения ошибок $P(m, k)$ -кодами в об-

ращения d . Общая закономерность такова: с увеличением значения d доля асимметричных ошибок в классе необнаруживаемых $P(m, k)$ -кодами ошибок увеличивается, а симметричных и монотонных — уменьшается (рис. 3).

Повторные перестановки. Исследования правил перестановок чисел V при построении $P(m, k)$ -кодов (см. п. 8 алгоритма) позволили установить следующую, весьма важную, особенность этой процедуры. $P(m, k)$ -код имеет 2^{m-k} группы $G(f_m f_{m-1} \dots f_{m-k})$, где значения $m-k$ информационных разрядов не меняются для каждого вектора. Полный цикл перестановок чисел V возможен при удовлетворении соотношения $k < m-k$ ($2k < m$). При этом для некоторых значений m возможны полные циклы перестановок чисел V по описанной выше методике, а для некоторых значений m — неполные перестановки. Для $P(m, k)$ -кодов полный цикл перестановок начинается с $m = 6$. В случае, когда между значениями m и k существует еще большая разница, при $3k < m$ становятся возможными повторные циклы перестановок. Вторым полным циклом для $P(m, k)$ -кодов начинается с $m = 12$.

ласти малой кратности, а все коды с бóльшим числом циклов перестановок не позволяют улучшить характеристики обнаружения ошибок.

На рис. 4 для сравнения представлены графики зависимости $\beta_{m,2}$ от числа разрядов в информационном векторе для различных $P(m, k)$ - и $P2(m, k)$ -кодов. При $m \leq 10$ $P(m, k)$ -коды имеют преимущество перед $P2(m, k)$ -кодами по обнаружению двукратных ошибок в информационных векторах, при $m = 11$ между кодами наблюдается паритет по данному показателю, а при $m \geq 12$ $P2(m, k)$ -коды имеют более чем двукратное преимущество перед $P(m, k)$ -кодами по обнаружению двукратных ошибок.

В табл. 9 представлены значения долей необнаруживаемых $P(m, k)$ - и $P2(m, k)$ -кодами ошибок кратности $d = 2, 3, 4$ от общего числа ошибок соответствующей кратности. Из табл. 9 видно преимущество $P2(m, k)$ -кодов перед $P(m, k)$ -кодами в обнаружении трехкратных ошибок до значения $m = 20$ и преимущество $P(m, k)$ -кодов перед $P2(m, k)$ -кодами по обнаружению четырехкратных ошибок до значения $m = 18$. $P2(m, k)$ -коды, как и $P(m, k)$ -коды, имеют линейные функции, описывающие разряды конт-

Таблица 8. Возможности перестановок

| m | k | Число возможных циклов полных перестановок | Возможность дополнительного цикла неполных перестановок | Число перестановок в цикле неполных перестановок |
|-----|-----|--|---|--|
| 4 | 3 | 0 | + | 1 |
| 5 | 3 | 0 | + | 2 |
| 6 | 3 | 1 | - | 0 |
| 7 | 3 | 1 | + | 1 |
| 8 | 4 | 1 | - | 0 |
| 9 | 4 | 1 | + | 1 |
| 10 | 4 | 1 | + | 2 |
| 11 | 4 | 1 | + | 3 |
| 12 | 4 | 2 | - | 0 |
| 13 | 4 | 2 | + | 1 |
| 14 | 4 | 2 | + | 2 |
| 15 | 4 | 2 | + | 3 |
| 16 | 5 | 2 | + | 1 |
| 17 | 5 | 2 | + | 2 |
| 18 | 5 | 2 | + | 3 |
| 19 | 5 | 2 | + | 4 |
| 20 | 5 | 3 | - | 0 |

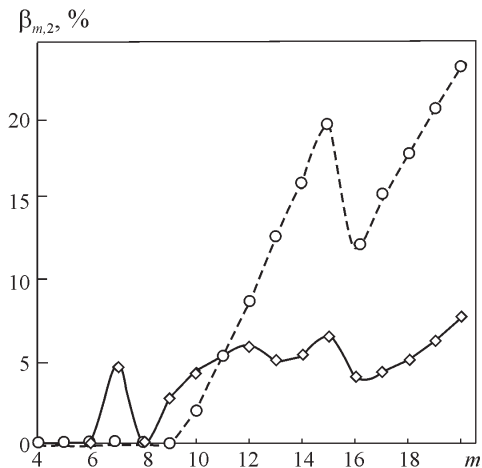


Рис. 4. Графики зависимости показателя $\beta_{m,2}$ от числа разрядов в информационном векторе для различных $P(m,k)$ - и $P2(m,k)$ -кодов: \circ — $P(m,k)$; \diamond — $P2(m,k)$

рольных векторов, а также улучшенные по сравнению с последними характеристики обнаружения ошибок в области малой кратности при $m \geq 12$. По этой причине наилучший эффект от применения $P2(m,k)$ -кодов ожидается при контроле логических схем с $m \geq 12$ выходами.

Результаты экспериментов. Для оценки эффективности применения $P(m,k)$ -кодов в системах ФК логических устройств автоматики и вычислительной техники были проведены эксперименты с контрольными комбинационными схемами из наборов LGSynth'89 и MCNC Benchmarks [37]. В результате этих экспериментов получена оценка характеристик обнаружения ошибок на выходах контрольных комбинационных схем с использованием $P(m,k)$ -кодов, а также оценка сложности технической реализации систем ФК (табл. 10, 11).

Для анализа показателей обнаружения ошибок на выходах контрольных комбинационных схем выбраны схемы, представленные в списочной форме (в формате *.netblif), из набора LGSynth'89. С помощью специально разработанного программного модуля осуществлялось моделирование работы системы ФК при внесении в нее последовательно всех одиночных константных неисправностей выходов внутренних логических элементов объекта диагностирования. Для каждой из них подавались все входные наборы и фиксировалась реакция выходного вектора $\langle f_m f_{m-1} \dots f_2 f_1 \rangle$. После этого определялось число необнаруживаемых на выходах объекта диагностирования ошибок (классифицированных по видам и кратностям) в системах ФК на основе $P(m,k)$ -кодов (табл. 11, 12).

Для восьми из 21 контрольной схемы использование $P(m,k)$ -кода позволило синтезировать систему с обнаружением любых одиночных неисправностей элементов внутренней структуры. Для пяти контрольных схем (alu2, rcle, pm1, sct и rcle8) доля необнаруживаемых ошибок от общего их числа не превышает 1%. Для двух контрольных схем из 23 (cu и ldd) в системе ФК на основе $P(m,k)$ -кода не обнаруживается более 10% ошибок.

Сравнивая $P(m, k)$ -коды с кодами $H(m, k)$ и $SWC(m, k)$ (см. табл. 12), можно заметить приоритет последних. Только для трех из рассматриваемых схем $P(m, k)$ -коды оказались более эффективными по показателям обнаружения ошибок, чем коды $H(m, k)$ и $SWC(m, k)$. Заметна также эффективность $P(m, k)$ -кодов при контроле восьмивыходной схемы f51m и девятивыходной схемы r9le.

Анализ сложности технической реализации состоял в определении условного показателя площади системы ФК для каждой выбранной контрольной комбинационной схемы из пакета MCNC Benchmarks в условных единицах стандартной библиотеки функциональных элементов stdcell2_2.genlib. Для этого с использованием разработанного программного модуля получены файлы-описания в формате *.pla каждого блока системы ФК (включая объект диагностирования), а также с помощью интерпретатора SIS [38] получены численные данные по площадям систем ФК на основе дублирования и использования кодов Бергера ($S(m, k)$ -кодов), $H(m, k)$ -, $SWC(m, k)$ - и $P(m, k)$ -кодов (табл. 13).

В качестве показателей структурной избыточности систем ФК, синтезированных на основе $P(m, k)$ -кодов, рассчитаны доли площади систем ФК от площадей систем ФК, построенных по методу дублирования с

Таблица 9. Показатели обнаружения ошибок малой кратности для $P(m, k)$ - и $P2(m, k)$ -кодов

| m | $\beta_{m,2}, \%$ | | $\beta_{m,3}, \%$ | | $\beta_{m,4}, \%$ | |
|-----|-------------------|------------|-------------------|------------|-------------------|------------|
| | $P(m, k)$ | $P2(m, k)$ | $P(m, k)$ | $P2(m, k)$ | $P(m, k)$ | $P2(m, k)$ |
| 10 | 2,222 | 4,444 | 6,667 | 0 | 6,667 | 15,238 |
| 11 | 5,455 | 5,455 | 7,273 | 0 | 4,242 | 14,545 |
| 12 | 9,091 | 6,061 | 7,273 | 0 | 3,03 | 14,343 |
| 13 | 12,821 | 5,128 | 6,993 | 2,797 | 2,657 | 9,93 |
| 14 | 16,484 | 5,495 | 6,593 | 4,396 | 2,897 | 7,493 |
| 15 | 20 | 6,667 | 6,154 | 5,275 | 3,59 | 6,081 |
| 16 | 12,5 | 4,167 | 5,357 | 1,786 | 1,374 | 2,747 |
| 17 | 15,441 | 4,412 | 5,147 | 2,941 | 1,891 | 2,311 |
| 18 | 18,301 | 5,229 | 4,902 | 3,676 | 2,614 | 2,124 |
| 19 | 21,053 | 6,433 | 4,644 | 4,128 | 3,509 | 2,09 |
| 20 | 23,684 | 7,895 | 4,386 | 4,386 | 4,541 | 2,167 |

Таблица 10. Характеристики обнаружения ошибок на выходах контрольных комбинационных схем по видам

| Номер п.п | Название схемы | Число входов/ выходов | Общее число ошибок | Число необнаруживаемых ошибок | | | | Доля необнаруживаемых ошибок от общего их числа, % | | | |
|-----------|----------------|-----------------------|--------------------|-------------------------------|------------|--------------|---------------|--|-------------|----------------|----------------|
| | | | | Всего | Монотонных | Симметричных | Асимметричных | $\gamma_{m,k}$ | $\nu_{m,k}$ | $\sigma_{m,k}$ | $\alpha_{m,k}$ |
| 1 | b1 | 3/4 | 46 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 2 | cmb | 16/4 | 288218 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 3 | z4ml | 7/4 | 4168 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 4 | cm162a | 14/5 | 317331 | 6583 | 5815 | 0 | 768 | 2,074 | 1,832 | 0 | 0,242 |
| 5 | cm163a | 16/5 | 1221312 | 22400 | 18368 | 0 | 4032 | 1,834 | 1,504 | 0 | 0,33 |
| 6 | alu2 | 10/6 | 62838 | 226 | 111 | 0 | 115 | 0,36 | 0,177 | 0 | 0,183 |
| 7 | x2 | 10/7 | 19708 | 418 | 418 | 0 | 0 | 2,121 | 2,121 | 0 | 0 |
| 8 | alu4 | 14/8 | 1980377 | 31810 | 19235 | 976 | 11599 | 1,606 | 0,971 | 0,049 | 0,586 |
| 9 | cm138a | 6/8 | 680 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 10 | f51m | 8/8 | 13264 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 11 | pcle | 19/9 | 17472087 | 89719 | 77943 | 0 | 11776 | 0,513 | 0,446 | 0 | 0,067 |
| 12 | cm42a | 4/10 | 278 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 13 | cu | 14/11 | 137984 | 34048 | 0 | 34048 | 0 | 24,675 | 0 | 24,675 | 0 |
| 14 | pm1 | 16 / 13 | 757760 | 2048 | 0 | 2048 | 0 | 0,27 | 0 | 0,27 | 0 |
| 15 | set | 19 / 15 | 16586128 | 99612 | 46084 | 13572 | 39956 | 0,601 | 0,278 | 0,082 | 0,241 |
| 16 | decod | 5/16 | 224 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 17 | tcon | 17 / 16 | 4849664 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 18 | pc1er8 | 27 / 17 | 4331229952 | 13233856 | 11547584 | 9216 | 1677056 | 0,306 | 0,267 | 0 | 0,039 |
| 19 | ldd | 9/19 | 30182 | 3126 | 3126 | 0 | 0 | 10,357 | 10,357 | 0 | 0 |
| 20 | cc | 21 / 20 | 35167192 | 1868824 | 85944 | 1772032 | 10848 | 5,314 | 0,244 | 5,039 | 0,031 |
| 21 | ttt2 | 24 / 21 | 755063504 | 18933456 | 12763472 | 5079920 | 1090064 | 2,508 | 1,69 | 0,673 | 0,144 |

Таблица 11. Характеристики обнаружения ошибок на выходах контрольных комбинационных схем по кратностям

| Номер п.п | Название схемы | Число входов/ выходов | Общее число необнару- живаемых ошибок | Распределение необнаруживаемых ошибок по кратностям d | | | | | Доля необнаруживаемых ошибок кратностью d от общего числа необнаруживаемых ошибок, % | | | | |
|--------------|-------------------|-----------------------------|--|--|---------|---------|----------|--------|--|--------|----------|--|--|
| | | | | 2 | 3 | 4 | ≥ 5 | 2 | 3 | 4 | ≥ 5 | | |
| | | | | | | | | | | | | | |
| 1 | b1 | 3/4 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | — | — | — | — | | |
| 2 | cmb | 16/4 | 0 | 0 | 0 | 0 | — | — | — | — | — | | |
| 3 | z4ml | 7/4 | 0 | 0 | 0 | 0 | — | — | — | — | — | | |
| 4 | cm162a | 14/5 | 6583 | 6359 | 224 | 0 | 96,597 | 3,403 | 0 | 0 | 0 | | |
| 5 | cm163a | 16/5 | 22400 | 22400 | 0 | 0 | 100 | 0 | 0 | 0 | 0 | | |
| 6 | alu2 | 10/6 | 226 | 182 | 44 | 0 | 80,531 | 19,469 | 0 | 0 | 0 | | |
| 7 | x2 | 10/7 | 418 | 418 | 0 | 0 | 100 | 0 | 0 | 0 | 0 | | |
| 8 | alu4 | 14/8 | 31810 | 0 | 31810 | 0 | 0 | 100 | 0 | 0 | 0 | | |
| 9 | cm138a | 6/8 | 0 | 0 | 0 | 0 | — | — | — | — | — | | |
| 10 | f51m | 8/8 | 0 | 0 | 0 | 0 | — | — | — | — | — | | |
| 11 | pcle | 19/9 | 89719 | 19617 | 43759 | 26343 | 21,865 | 48,773 | 29,362 | 0 | 0 | | |
| 12 | cm42a | 4/10 | 0 | 0 | 0 | 0 | — | — | — | — | — | | |
| 13 | cu | 14/11 | 34048 | 0 | 0 | 0 | 100 | 0 | 0 | 0 | 0 | | |
| 14 | pm1 | 16 / 13 | 2048 | 0 | 0 | 0 | 100 | 0 | 0 | 0 | 0 | | |
| 15 | sct | 19 / 15 | 99612 | 3352 | 13492 | 36896 | 3,365 | 13,545 | 37,04 | 46,051 | 0 | | |
| 16 | decod | 5/16 | 0 | 0 | 0 | 0 | — | — | — | — | — | | |
| 17 | tcon | 17 / 16 | 0 | 0 | 0 | 0 | — | — | — | — | — | | |
| 18 | pcle8 | 27 / 17 | 13233856 | 1176792 | 3426288 | 8384056 | 8,892 | 25,89 | 63,353 | 1,864 | 0 | | |
| 19 | ldd | 9/19 | 3126 | 0 | 813 | 104 | 70,665 | 26,008 | 3,327 | 0 | 0 | | |
| 20 | cc | 21 / 20 | 1868824 | 31880 | 1792 | 55952 | 95,204 | 0,096 | 2,994 | 1,706 | 0 | | |
| 21 | ttf2 | 24 / 21 | 18933456 | 1035520 | 49424 | 10240 | 94,216 | 0,261 | 0,054 | 5,469 | 0 | | |

Таблица 12. Характеристики обнаружения ошибок на выходах контрольных схем различными кодами

| Номер п.п | Название схемы | Число входов/ выходов | Общее число ошибок | Число необнаруживаемых ошибок кодами | | | Значение $\gamma_{m,k}$, %, для кодов | | |
|-----------|----------------|-----------------------|--------------------|--------------------------------------|-------------|-----------|--|-------------|-----------|
| | | | | $H(m, k)$ | $SWC(m, k)$ | $P(m, k)$ | $H(m, k)$ | $SWC(m, k)$ | $P(m, k)$ |
| 1 | b1 | 3/4 | 46 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 2 | cmb | 16/4 | 288218 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 3 | z4ml | 7/4 | 4168 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 4 | cm162a | 14/5 | 317331 | 224 | 6429 | 6583 | 0,071 | 2,026 | 2,074 |
| 5 | cm163a | 16/5 | 1221312 | 0 | 21888 | 22400 | 0 | 1,792 | 1,834 |
| 6 | alu2 | 10/6 | 62838 | 37 | 219 | 226 | 0,059 | 0,349 | 0,36 |
| 7 | x2 | 10/7 | 19708 | 88 | 138 | 418 | 0,447 | 0,7 | 2,121 |
| 8 | alu4 | 14/8 | 1980377 | 4069 | 5589 | 31810 | 0,205 | 0,282 | 1,606 |
| 9 | cm138a | 6/8 | 680 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 10 | f51m | 8/8 | 13264 | 2 | 20 | 0 | 0,015 | 0,151 | 0 |
| 11 | pcl | 19/9 | 17472087 | 94871 | 107671 | 89719 | 0,543 | 0,616 | 0,513 |
| 12 | cm42a | 4/10 | 278 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 13 | cu | 14/11 | 137984 | 0 | 1536 | 34048 | 0 | 1,113 | 24,675 |
| 14 | pm1 | 16/13 | 757760 | 1792 | 3696 | 2048 | 0,236 | 0,488 | 0,27 |
| 15 | sct | 19/15 | 16586128 | 24212 | 67660 | 99612 | 0,146 | 0,408 | 0,601 |
| 16 | decod | 5/16 | 224 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 17 | tcon | 17/16 | 4849664 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 18 | pcler8 | 27/17 | 4331229952 | 25391968 | 55025280 | 13233856 | 0,586 | 1,27 | 0,306 |
| 19 | ldd | 9/19 | 30182 | 96 | 196 | 3126 | 0,318 | 0,649 | 10,357 |
| 20 | cc | 21/20 | 35167192 | 99640 | 211800 | 1868824 | 0,283 | 0,602 | 5,314 |
| 21 | ttt2 | 24/21 | 755063504 | 99120 | 836944 | 18933456 | 0,013 | 0,111 | 2,508 |

Таблица 13. Характеристика технической реализации систем ФК

| Номер п.п. | Контрольная схема | Число входов/выходов | Площадь устройства, у. е. | | | | Характеристика структурной избыточности | | | | |
|-----------------------------|-------------------|----------------------|---------------------------|---------------------------|----------|----------|---|--------------------|------------------|-------------------|------------|
| | | | Система дублирования | Система ФК на основе кода | | | $\delta_{m,k}, \%$ | $\theta_{m,k}, \%$ | $\eta_{m,k}, \%$ | $\zeta_{m,k}, \%$ | |
| | | | | $F(x)$ | $S(m,k)$ | $H(m,k)$ | | | | | $SWC(m,k)$ |
| 1 | newtpla2 | 10/4 | 840 | 2024 | 2152 | 1848 | 1864 | 80,345 | 92,095 | 86,617 | 100,866 |
| 2 | dist | 8/5 | 6968 | 13080 | 14400 | 11496 | 11976 | 81,006 | 91,56 | 83,167 | 104,175 |
| 3 | root | 8/5 | 3496 | 6200 | 6728 | 5880 | 5888 | 75,102 | 94,968 | 87,515 | 100,136 |
| 4 | max512 | 9/6 | 9632 | 15512 | 17384 | 14992 | 15296 | 75,276 | 98,608 | 87,989 | 102,028 |
| 5 | max1024 | 10/6 | 17816 | 27408 | 33168 | 28384 | 27584 | 75,185 | 100,642 | 83,164 | 97,182 |
| 6 | dc1 | 4/7 | 976 | 3216 | 2696 | 2328 | 2240 | 69,652 | 65,421 | 83,086 | 96,22 |
| 7 | dc2 | 8/7 | 2424 | 8216 | 7192 | 6128 | 6312 | 103,272 | 76,826 | 87,764 | 103,003 |
| 8 | decoder | 4/7 | 736 | 3104 | 2528 | 2040 | 2008 | 73,392 | 64,691 | 79,43 | 98,431 |
| 9 | wim | 4/7 | 712 | 3160 | 2528 | 2024 | 2088 | 77,679 | 66,076 | 82,595 | 103,162 |
| 10 | br1 | 12/8 | 3608 | 8688 | 6576 | 6440 | 6256 | 72,007 | 69,142 | 95,134 | 97,143 |
| 11 | br2 | 12/8 | 2952 | 7376 | 5712 | 5448 | 5584 | 75,705 | 69,591 | 97,759 | 102,496 |
| 12 | newbyte | 5/8 | 592 | 2656 | 2072 | 2072 | 2096 | 78,916 | 47,985 | 83,706 | 101,158 |
| 13 | t3 | 12/8 | 1768 | 5008 | 4840 | 4408 | 4848 | 96,805 | 88,081 | 100,165 | 109,982 |
| 14 | inc | 7/9 | 2376 | 6432 | 5456 | 5088 | 5448 | 84,701 | 59,789 | 99,853 | 107,075 |
| 15 | ex1010 | 10/10 | 43296 | 88480 | 83000 | 80856 | 80896 | 91,429 | 100,818 | 97,465 | 100,049 |
| 16 | newtpla2 | 7/10 | 1096 | 4080 | 3776 | 3496 | 3504 | 85,882 | 35,012 | 92,797 | 100,229 |
| 17 | b10 | 15/11 | 9168 | 20432 | 17944 | 17192 | 17424 | 85,278 | 53,083 | 97,102 | 101,349 |
| 18 | dk17 | 10/11 | 1768 | 5632 | 6304 | 5632 | 5440 | 96,591 | 25,074 | 86,294 | 96,591 |
| 19 | gary | 15/11 | 10688 | 23472 | 20504 | 19272 | 19536 | 83,231 | 54,864 | 95,279 | 101,37 |
| 20 | in0 | 15/11 | 10704 | 23504 | 20520 | 19288 | 19552 | 83,186 | 54,884 | 95,283 | 101,369 |
| 21 | apla | 10/12 | 3048 | 8400 | 8464 | 7584 | 7456 | 88,762 | 50,57 | 88,091 | 98,312 |
| 22 | m1 | 6/12 | 3064 | 8432 | 6144 | 5568 | 5528 | 65,56 | 41,803 | 89,974 | 99,282 |
| 23 | sqrb | 6/12 | 2648 | 7600 | 7368 | 6584 | 6184 | 81,368 | 42,778 | 83,931 | 93,925 |
| 24 | p82 | 5/14 | 2368 | 7456 | 5904 | 5312 | 4896 | 65,665 | 29,551 | 82,927 | 92,169 |
| 25 | m2 | 8/16 | 10096 | 23328 | 14880 | 14672 | 14600 | 62,586 | 48,693 | 98,118 | 99,509 |
| 26 | m3 | 8/16 | 13464 | 30064 | 19216 | 18544 | 18864 | 62,746 | 55,508 | 98,168 | 101,726 |
| 27 | m4 | 8/16 | 18704 | 40544 | 26616 | 25464 | 26112 | 64,404 | 65,033 | 98,106 | 102,545 |
| 28 | tms | 8/16 | 6784 | 16704 | 11232 | 10936 | 10752 | 64,368 | 40,801 | 95,726 | 98,317 |
| 29 | b2 | 16 / 17 | 40952 | 85248 | 53848 | 51400 | 52400 | 61,468 | 69,874 | 97,311 | 101,946 |
| 30 | dk48 | 15 / 17 | 1808 | 6960 | 10136 | 9256 | 6768 | 97,241 | 17,55 | 66,772 | 73,12 |
| Среднее значение | | | | | | | | | | | |
| 78,627 62,379 90,043 99,496 | | | | | | | | | | | |

использованием $S(m, k)$ -, $H(m, k)$ - и $SWC(m, k)$ -кодов (соответственно коэффициенты $\delta_{m,k}$, $\theta_{m,k}$, $\eta_{m,k}$ и $\zeta_{m,k}$). Средние значения указанных коэффициентов составляют $\delta_{m,k} = 78,627\%$, $\theta_{m,k} = 62,379\%$, $\eta_{m,k} = 90,043\%$ и $\zeta_{m,k} = 99,496\%$. Системы ФК, синтезируемые на основе $P(m, k)$ -кодов, имеют значительно меньшую структурную избыточность, чем системы ФК, получаемые на основе дублирования и использования кодов Бергера. Кроме того, применение $P(m, k)$ -кодов по рассматриваемому критерию эффективнее классических кодов Хэмминга. По структурной избыточности системы ФК на основе $P(m, k)$ -кодов сравнимы с системами ФК на основе $SWC(m, k)$ -кодов.

Выводы

Представленные модифицированные коды с суммированием на основе взвешивания переходов между разрядами, занимающими соседние позиции в информационных векторах, а также серии специальных перестановок десятичных эквивалентов суммарных весов информационных векторов могут быть эффективно использованы при организации систем ФК. Важным свойством разработанных кодов является возможность 100%-ного обнаружения двукратных ошибок при $m < 10$. Кроме того, $P(m, k)$ -коды эффективнее обнаруживают ошибки, чем сравнимые с ними коды, обнаруживающие любые двукратные ошибки (классические коды Хэмминга и $SWC(m, k)$ -коды) при значениях длин информационных векторов $m = 8$ и $m = 9$. Анализ свойств $P(m, k)$ -кодов в экспериментах с контрольными комбинационными схемами из наборов LGSynth'89 и MCNC Benchmarks показал их высокую эффективность обнаружения ошибок при уменьшенной структурной избыточности по сравнению с известными структурами дублирования и контроля по классическим кодам Бергера и Хэмминга. $P(m, k)$ -коды — класс эффективных кодов с суммированием, которые могут быть использованы не только при синтезе систем ФК, но и при решении других задач технической диагностики дискретных систем.

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННОЙ ЛИТЕРАТУРЫ

1. Пархоменко П.П., Согомонян Е.С. Основы технической диагностики (оптимизация алгоритмов диагностирования, аппаратные средства). М.: Энергоатомиздат, 1981, 320 с.
2. McCluskey E.J. Logic Design Principles: With Emphasis on Testable Semicustom Circuits. N.J.: Prentice Hall PTR, 1986, 549 p.
3. Согомонян Е.С., Слабаков Е.В. Самопроверяемые устройства и отказоустойчивые системы. М.: Радио и связь, 1989, 207 с.
4. Goessel M., Graf S. Error Detection Circuits. London: McGraw-Hill, 1994, 261 p.
5. Abramovici M., Breuer M.A., Friedman A.D. Digital System Testing and Testable Design. Computer Science Press, 1998, 652 p.

6. *Fujiwara E.* Code Design for Dependable Systems: Theory and Practical Applications. John Wiley & Sons, 2006, 720 p.
7. *Freiman C.V.* Optimal Error Detection Codes for Completely Asymmetric Binary Channels // Information and Control, 1962, Vol. 5, issue 1, p. 64—71. DOI: 10.1016/S0019-9958(62)90223-1.
8. *Berger J.M.* A Note on Error Detection Codes for Asymmetric Channels // Information and Control, 1961, Vol. 4, Issue 1, p. 68—73. DOI: 10.16/S0019-9958(61)80037-5.
9. *Borden J.M.* Optimal Asymmetric Error Detecting Codes // Ibid, 1982, Vol. 53, Issue 1-2, p. 66—73, DOI: 10.1016/S0019-9958(82)91125-1.
10. *Dong H.* Modified Berger Codes for Detection of Unidirectional Errors // IEEE Transaction on Computers, 1984, Vol. C-33, June, p. 572—575.
11. *Blaum M.* On Systematic Burst Unidirectional Error Detecting Codes // Ibid, 1988, Vol. 37, Issue 4, p. 453—457. DOI 10.1109/12.2190.
12. *Parhami B.* New Class of Unidirectional Error-Detection Codes // Proc. of IEEE International Conf. on Computer Design: VLSI in Computers and Processors. 14-16 Oct 1991 (ICCD'91). Cambridge, MA, p. 574—577.
13. *Das D., Touba N.A.* Weight-Based Codes and Their Application to Concurrent Error Detection of Multilevel Circuits // Proc. of 17th IEEE Test Symposium. USA, California, 1999, p. 370—376.
14. *Göessel M., Ocheretny V., Sogomonyan E., Marienfeld D.* New Methods of Concurrent Checking: Edition 1. Dordrecht: Springer Science+Business Media B.V., 2008, 184 p.
15. *Согомонян Е.С.* Построение самопроверяемых схем встроенного контроля для комбинационных устройств // Автоматика и телемеханика, 1974, № 2, с. 121—133.
16. *Слабаков Е.В., Согомонян Е.С.* Самопроверяемые вычислительные устройства и системы (обзор) // Там же, 1981, №11, с. 147—167.
17. *Ghosh S., Basu S., Touba N.A.* Synthesis of Low Power CED Circuits Based on Parity Codes // Proc. of 23rd IEEE VLSI Test Symposium (VTS'05), 2005, p. 315—320.
18. *Аксенова Г.П.* О функциональном диагностировании дискретных устройств в условиях работы с неточными данными // Проблемы управления, 2008, №5, с. 62—66.
19. *Busaba F.Y., Lala P.K.* Self-Checking Combinational Circuit Design for Single and Unidirectional Multibit Errors // Journal of Electronic Testing: Theory and Applications, 1994, Issue 1, p. 19—28. DOI: 10.1007/BF00971960.
20. *Matrosova A.Yu., Levin I., Ostanin S.A.* Self-Checking Synchronous FSM Network Design with Low Overhead // VLSI Design, 2000, Vol. 11, Issue 1, p. 47—58. DOI: 10.1155/2000/46578.
21. *Morosow A., Saposhnikov V.V., Saposhnikov V.V., Göessel M.* Self-Checking Combinational Circuits with Unidirectionally Independent Outputs // VLSI Design, 1998, Vol. 5, Issue 4, p. 333—345. DOI: 10.1155/1998/20389.
22. *Saposhnikov V.V., Morosov A., Saposhnikov V.V., Göessel M.* A New Design Method for Self-Checking Unidirectional Combinational Circuits // Journal of Electronic Testing: Theory and Applications, 1998, Vol. 12, Issue 1-2, p. 41—53. DOI: 10.1023/A:1008257118423.
23. *Piestrak S.J.* Design of Self-Testing Checkers for Unidirectional Error Detecting Codes. Wrocław: Oficyna Wydawnicza Politechniki Wrocławskiej, 1995, 111 p.
24. *Mitra S., McCluskey E.J.* Which Concurrent Error Detection Scheme to Choose? // Proc. of International Test Conf., 2000, USA, Atlantic City, NJ, 03-05 October 2000, p. 985—994, DOI: 10.1109/TEST.2000.894311.
25. *Sapozhnikov V., Sapozhnikov V., Efanov D., Dmitriev V.* Method of Combinational Circuits Testing by Dividing its Outputs into Groups and Using Codes, that Effectively Detect Double Errors // Proc. of 15th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2017). Novi Sad, Serbia, September 29 — October 2, 2017, p. 129—136. DOI: 10.1109/EWDTS.2017.8110123.

26. Ефанов Д.В., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. О свойствах кода с суммированием в схемах функционального контроля // Автоматика и телемеханика, 2010, №6, с. 155—162.
27. Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl., Efanov D., Nikitin D. Combinational Circuits Checking on the Base of Sum Codes with One Weighted Data Bit // Proc. of 12th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2014). Kyiv, Ukraine, September 26-29, 2014, p. 126—136, DOI:10.1109/EWDTS.2014.7027064.
28. Hamming R.W. Error Detecting and Correcting Codes // Bell System Technical Journal, 1950, 29 (2), p. 147—160. MR0035935.
29. Mehov V., Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl., Urganskov D. Concurrent Error Detection Based on New Code with Modulo Weighted Transitions between Information Bits // Proc. of 7th IEEE East-West Design & Test Workshop (EWDTW'2007). Erevan, Armenia, September 25-30, 2007, p. 21—26.
30. Мехов В.Б., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. Контроль комбинационных схем на основе модифицированных кодов с суммированием // Автоматика и телемеханика, 2008, №8, с. 153—165.
31. Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В., Дмитриев В.В. Новые структуры систем функционального контроля логических схем // Автоматика и телемеханика, 2017, №2, с. 127—143.
32. Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl., Efanov D., Dmitriev V. New Sum Code for Effective Detection of Double Errors in Data Vectors // Proc. of 13th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2015). Batumi, Georgia, September 26-29, 2015, p. 154—159. DOI: 10.1109/EWDTS.2015.7493123.
33. Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В., Дмитриев В.В. Об одной модификации кода с суммированием взвешенных переходов между разрядами информационных векторов // Изв. вузов. Физика, 2016, 59, №8/2, с. 89—92.
34. Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В. Классификация ошибок в информационных векторах систематических кодов // Изв. вузов. Приборостроение, 2015, 58, №5, с. 333—343. DOI:10.17586/0021-3454-2015-58-5-333-343.
35. Блюдов А.А., Ефанов Д.В., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. Построение модифицированного кода Бергера с минимальным числом необнаруживаемых ошибок информационных разрядов // Электрон. моделирование, 2012, 34, № 6, с. 17—29.
36. Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl., Efanov D., Dmitriev V. Weighted Sum Code Without Carries — is an Optimum Code with Detection of Any Double Errors in Data Vectors // Proc. of 14th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2016). Yerevan, Armenia, October 14-17, 2016, p. 134—141. DOI:10.1109/EWDTS.2016.7807686.
37. Collection of Digital Design Benchmarks. Режим доступа: <http://ddd.fit.cvut.cz/prj/Benchmarks/>.
38. SIS: A System for Sequential Circuit Synthesis / E.M. Sentovich, K.J. Singh, L. Lavagno et al. // Electronics Research Laboratory, Department of Electrical Engineering and Computer Science, University of California. Berkeley, 4 May, 1992, 45 p.

Получена 11.09.17

REFERENCES

1. Parkhomenko, P.P. and Sogomonyan, E.S. (1981), *Osnovy tekhnicheskoy diagnostiki (optimizatsiya algoritmov diagnostirovaniya, apparaturnye sredstva)* [Basics of technical diagnostics (optimization of diagnostic algorithms and equipment)], Energoatomizdat, Moscow, USSR.
2. McCluskey, E.J. (1986), *Logic design principles: with emphasis on testable semicustom circuits*, Prentice Hall PTR, New Jersey, USA.

3. Sogomonyan, E.S. and Slabakov, E.V. (1989), *Samoproveryaemye ustroystva i otkazoustoichivyye sistemy* [Self-checking devices and failover systems], Radio i svyaz, Moscow, USSR.
4. Goessel, M. and Graf, S. (1994), Error detection circuits, McGraw-Hill, London, UK.
5. Abramovici, M., Breuer, M.A. and Friedman, A.D. (1998), Digital system testing and testable design, Computer Science Press.
6. Fujiwara, E. (2006), Code design for dependable systems: theory and practical applications, John Wiley & Sons, New Jersey, USA.
7. Freiman, C.V. (1962), Optimal error detection codes for completely asymmetric binary channels, *Information and Control*, Vol. 5, Iss. 1, pp. 64-71. DOI: 10.1016/S0019-9958(62)90223-1.
8. Berger, J.M. (1961), A note on error detecting codes for asymmetric channels, *Information and Control*, Vol. 4, Iss. 1, pp. 68-73. DOI: 10.1016/S0019-9958(61)80037-5.
9. Borden, J.M. (1982), Optimal asymmetric error detecting codes, *Information and Control*, Vol. 53, Iss. 1-2, pp. 66-73. DOI: 10.1016/S0019-9958(82)91125-1.
10. Dong, H. (1984), Modified Berger codes for detection of unidirectional errors, *IEEE Transactions on Computers*, Vol. C-33, June 1984, pp. 572-575.
11. Blaum, M. (1988), On systematic burst unidirectional error detecting codes, *IEEE Transactions on Computers*, Vol. 37, Iss. 4, pp. 453-457. DOI 10.1109/12.2190.
12. Parhami, B. (1991), New class of unidirectional error-detection codes, *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Design: VLSI in Computers and Processors*, October 14-16, 1991 (ICCD '91), Cambridge, MA, USA, pp. 574-577.
13. Das, D. and Touba, N.A. (1999), Weight-based codes and their application to concurrent error detection of multilevel circuits, *Proceedings of 17th IEEE Test Symposium*, USA, California, pp. 370-376.
14. Göessel, M., Ocheretny, V., Sogomonyan, E. and Marienfeld, D. (2008), New methods of concurrent checking: Edition 1, Springer Science+Business Media B.V., Dordrecht, Netherlands.
15. Sogomonyan, E.S. (1974), "Design of inbuilt test self-checking circuits for combinational devices", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 2, pp. 121-133.
16. Slabakov, E.V. and Sogomonyan, E.S. (1981), "Self-checking computing devices and systems (review)", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 11, pp. 147-167.
17. Ghosh, S., Basu, S. and Touba, N.A. (2005), Synthesis of low power CED circuits based on parity codes, *Proceedings of the 23rd IEEE VLSI Test Symposium (VTS'05)*, pp. 315-320.
18. Aksyonova, G.P. (2008), "On functional diagnosis of discrete devices under imperfect data processing conditions", *Problemy upravleniya*, no. 5, pp. 62-66.
19. Busaba, F.Y. and Lala, P.K. (1994), Self-checking combinational circuit design for single and unidirectional multibit errors, *Journal of Electronic Testing: Theory and Applications*, Iss. 5, pp. 19-28. DOI: 10.1007/BF00971960.
20. Matrosova, A.Yu., Levin, I. and Ostanin, S.A. (2000), Self-checking synchronous FSM network design with low overhead, *VLSI Design*, Vol. 11, Iss. 1, pp. 47-58. DOI: 10.1155/2000/46578.
21. Morosow, A., Saposhnikov, V.V., Saposhnikov, V.I. and Goessel, M. (1998), Self-checking combinational circuits with unidirectionally independent outputs, *VLSI Design*, Vol. 5, Iss. 4, pp. 333-345. DOI: 10.1155/1998/20389.
22. Saposhnikov, V.V., Morosov, A., Saposhnikov, V.I. and Göessel, M. (1998), A new design method for self-checking unidirectional combinational circuits, *Journal of Electronic Testing: Theory and Applications*, Vol. 12, Iss. 1-2, pp. 41-53. DOI: 10.1023/A:1008257118423.
23. Piestrak, S.J. (1995), Design of self-testing checkers for unidirectional error detecting codes, *Oficyna Wydawnicza Politechniki Wroclawskiej*, Wroclaw, Poland.

24. Mitra, S. and McCluskey, E.J. (2000), Which concurrent error detection scheme to choose?, *Proceedings of International Test Conference*, USA, Atlantic City, NJ, October 03-05, 2000, pp. 985-994. DOI: 10.1109/TEST.2000.894311.
25. Sapozhnikov, V., Sapozhnikov, Vl., Efanov, D. and Dmitriev, V. (2017), Method of combinational circuits testing by dividing its outputs into groups and using codes that effectively detect double errors, *Proceedings of the 15th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2017)*, Novi Sad, Serbia, September 29-October 2, 2017, pp. 129-136. DOI: 10.1109/EWDTS.2017.8110123.
26. Efanov, D.V., Sapozhnikov, V.V. and Sapozhnikov, Vl.V. (2010), "On sum code properties in concurrent error detection systems", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 6, pp. 155-162.
27. Sapozhnikov, V., Sapozhnikov, Vl., Efanov, D. and Nikitin, D. (2014), Combinational circuits checking on the base of sum codes with one weighted data bit, *Proceedings of the 12th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2014)*, Kyiv, Ukraine, September 26-29, 2014, pp. 126-136. DOI:10.1109/EWDTS.2014.7027064.
28. Hamming, R.W. (1950), Error detecting and correcting codes, *Bell System Technical Journal*, 29 (2), pp. 147-160. MR0035935.
29. Mehov, V., Sapozhnikov, V., Sapozhnikov, Vl. and Urganskov, D. (2007), Concurrent error detection based on new code with modulo weighted transitions between information bits, *Proceedings Test of 7th IEEE East-West Design & Workshop (EWDTW'2007)*, Erevan, Armenia, September 25-30, 2007, pp. 21-26.
30. Mekhov, V.B., Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, Vl.V. (2008) "Control of combinational circuits based on modification sum codes", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 8, pp. 153-165.
31. Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, Vl.V., Efanov, D.V. and Dmitriev, V.V. (2017), "New structures of the concurrent error detection systems for logic circuits", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 2, pp. 127-143.
32. Sapozhnikov, V., Sapozhnikov, Vl., Efanov, D. and Dmitriev, V. (2015), New sum code for effective detection of double errors in data vectors, *Proceedings of the 13th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2015)*, Batumi, Georgia, September 26-29, 2015, pp. 154-159. DOI:10.1109/EWDTS.2015.7493123.
33. Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, Vl.V., Efanov, D.V. and Dmitriev, V.V. (2016), "On one modification of a code with summation of weighted transition between data vectors", *Izvestiya vysshikh uchebnykh zavedeniy. Fizika*, Vol. 59, no. 8/2, pp. 89-92.
34. Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, Vl.V. and Efanov, D.V. (2015), "Errors classification in information vectors of systematic codes", *Izvestiya vysshikh uchebnykh zavedeniy. Priborostroenie*, Vol. 58, no. 5, pp. 333-343. DOI 10.17586/0021-3454-2015-58-5-333-343.
35. Blyudov, A.A., Efanov, D.V., Sapozhnikov, V.V. and Sapozhnikov, Vl.V. (2012), "Formation of the Berger modified code with minimum number of undetectable errors of data bits", *Elektronnoe modelirovanie*, Vol. 34, no. 6, pp. 17-29.
36. Sapozhnikov, V., Sapozhnikov, Vl., Efanov, D. and Dmitriev, V. (2016), Weighted sum code without carries – is an optimum code with detection of any double errors in data vectors, *Proceedings of the 14th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2016)*, Yerevan, Armenia, October 14-17, 2016, pp. 134-141. DOI:10.1109/EWDTS.2016.7807686.
37. Collection of design Benchmarks, available at: <http://ddd.fit.cvut.cz/prj/Benchmarks/>.
38. Sentovich, E. M., Singh, K.J., Lavagno, K., Moon, C., Murgai, R., Saldanha, A., Savoj, H., Stephan, P.R., Brayton, R. and Sangiovanni-Vincentelli, K.A. (1992), SIS: A system for sequential circuit synthesis, Electronics Research Laboratory, Department of Electrical Engineering and Computer Science, University of California, Berkeley, USA.

Received 11.09.17

В.В. Сапожников, Вол.В. Сапожников, Д.М. Ефанов

**ЗВАЖЕНІ КОДИ З ПЕРЕСТАНОВКАМИ — НОВИЙ КЛАС КОДІВ
З ПІДСУМОВУВАННЯМ ДЛЯ ТЕХНІЧНОЇ ДІАГНОСТИКИ ДИСКРЕТНИХ СИСТЕМ**

Описано спосіб побудови коду з підсумовуванням, який ефективно виявляє помилки в області малої кратності. Спосіб базовано на зважуванні переходів між розрядами, займаючими сусідні позиції в інформаційних векторах, ваговими коефіцієнтами з натурального ряду чисел, подальшому обчисленні модифікованої ваги інформаційного вектора, а також на застосуванні серії спеціальних перестановок підсумкових вагів між інформаційними векторами. Контрольні функції отриманого «перестановочного» коду є лінійними і описуються тільки з використанням операції підсумовування по модулю два. Проаналізовано властивості виявлення помилок різних видів і кратностей новими кодами та проведено порівняння з відомими кодами, які виявляють кратні помилки. Встановлено, що новий код виявляє будь-які двократні помилки в інформаційних векторах при довжинах інформаційних векторів $m < 10$. Показано, що перестановочний код має перевагу перед будь-якими кодами виявлення двократних помилок при довжинах інформаційних векторів $m = 8$ і $m = 9$. Експерименти з контрольними комбінаційними схемами дозволили підтвердити теоретичні результати, а також оцінити ефективність застосування нового коду в системах функціонального контролю за показниками структурної надлишковості.

Ключові слова: технічна діагностика дискретних систем, код з підсумовуванням, код Бергера, код Хеммінга, модифікований зважений код, виявлення двократних помилок, структурна надлишковість.

V.V. Sapozhnikov, Vl.V. Sapozhnikov, D.V. Efanov

**WEIGHTED CODES WITH PERMUTATIONS —
A NEW CLASS OF CODES WITH SUMMATION
FOR TECHNICAL DIAGNOSTICS OF DISCRETE SYSTEMS**

A method for formation of a code with summation that effectively detects errors of small multiplicity is described. The method is based on weighting the transitions between the bits occupying neighboring positions in data vectors, the weight coefficients from the natural number of numbers, the subsequent calculation of the modified weight of the data vector, and also by applying a series of special permutations of the resulting weights between the data vectors. The check functions of the resulting «permutation» code are linear and are described only using the addition operation modulo two. The properties of error detection of various types and multiplicities by new codes are analyzed, and a comparison with known codes revealing double errors is made. It is established that the new code detects any twofold errors in data vectors with data vector lengths $m < 10$. It is shown that the permutation code has the advantage over any known codes detecting double errors, with data vectors lengths $m = 8$ and $m = 9$. Experiments with benchmarks have allowed to confirm the theoretical results, as well as to evaluate the effectiveness of the application of the new code in the concurrent error detection systems by the indicators of structural redundancy.

Keywords: technical diagnostics of discrete systems, summation code, Berger code, Hamming code, modified weighted code, detection of double errors, structural redundancy.

САПОЖНИКОВ Валерий Владимирович, д-р техн. наук, профессор кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения Императора Александра I. В 1963 г. окончил Ленинградский ин-т инженеров железнодоро-

рожного транспорта. Область научных исследований — надежность синтез дискретных устройств, синтез безопасных систем, синтез самопроверяемых схем, техническая диагностика дискретных систем.

САПОЖНИКОВ Владимир Владимирович, д-р техн. наук, профессор кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения Императора Александра I. В 1963 г. окончил Ленинградский ин-т инженеров железнодорожного транспорта. Область научных исследований — надежность синтез дискретных устройств, синтез безопасных систем, синтез самопроверяемых схем, техническая диагностика дискретных систем.

ЕФАНОВ Дмитрий Викторович, канд. техн. наук, доцент кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения Императора Александра I. В 2007 г. окончил Петербургский государственный университет путей сообщения. Область научных исследований — дискретная математика, надежность и техническая диагностика дискретных систем.